

DI

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公表特許公報 (A)

(11) 特許出願公表番号

特表平9-508764

(43) 公表日 平成9年(1997)9月2日

(51) Int.Cl.<sup>6</sup>

H 0 4 L 12/56

識別記号

庁内整理番号

9466-5K

F I

H 0 4 L 11/20

1 0 2 E

審査請求 有 予備審査請求 有 (全 25 頁)

(21) 出願番号 特願平7-515424  
(86) (22) 出願日 平成6年(1994)11月29日  
(85) 翻訳文提出日 平成8年(1996)5月29日  
(86) 国際出願番号 P C T / F I 9 4 / 0 0 5 3 5  
(87) 国際公開番号 W O 9 5 / 1 5 6 3 7  
(87) 国際公開日 平成7年(1995)6月8日  
(31) 優先権主張番号 9 3 5 3 6 5  
(32) 優先日 1993年11月30日  
(33) 優先権主張国 フィンランド (F I)

(71) 出願人 ノキア テレコミュニケーションズ オサケ  
ユキチュア  
フィンランド エフイーエン-02600 エ  
スプー メッキレーン ビュイストティエ  
1  
(72) 発明者 パユビルタ ユーハ  
フィンランド エフイーエン-00270 ヘル  
シンキ ビーラッティエ 29アー 8  
(72) 発明者 サロプオリ ヘイッキ  
フィンランド エフイーエン-00850 ヘル  
シンキ フレガッティクヤ 3  
(74) 代理人 弁理士 中村 稔 (外6名)

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 フレームリレーネットワークにおけるオーバーロード状態の制御

(57) 【要約】

本発明は、フレームリレーネットワークにおいてふさがりを管理する方法およびシステムに関する。本方法は、ネットワークノードで受信されるときに送信されるフレームに関連した仮想チャンネルを決定することを含む。ネットワークのリレー容量をすべての加入者の間で均等に分けるために、(a)仮想チャンネル特定バッファ(62<sub>1</sub>...62<sub>n</sub>)への加入者ノードの入力境界にてデータをバッファリングし、(b)特定の瞬時に受信されるフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへ向かう方向においてネットワークノードからふさがり通知(M)を送信し、(c)所定の長さを有する特定の区間中に仮想チャンネルに対応する加入者ノードバッファからネットワークの方へ供給されるトラヒックの量を、前記区間中にネットワークから受信されたふさがり通知(M)の内容に基づいて制御する。

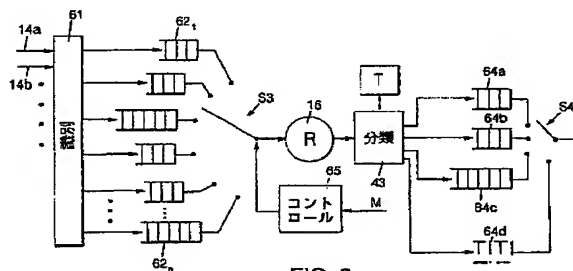


FIG. 2

**【特許請求の範囲】**

1. データリンク (14 a . . . 14 e) を介して加入者 (A . . . E) が接続される加入者ノードを備えるフレームリレーネットワークにおいてふさがり管理を行なう方法であって、あるネットワークノードで受信されるときに送信されるあるフレーム (39) に関連した仮想チャンネルを決定することを含む方法において、データを、仮想チャンネル特定バッファ (62<sub>1</sub> . . . 62<sub>n</sub>) への加入者ノードの入力境界にてバッファリングし、特定の瞬間に受信されるフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへ向かう方向において前記ネットワークノードからふさがり通知 (M) を送信し、所定の長さを有する特定の間隔中に前記仮想チャンネルに対応する前記加入者ノードバッファから前記ネットワークの方へ供給されるトラヒックの量を、前記間隔中に前記ネットワークから受信された前記ふさがり通知 (M) の内容に基づいて制御することを特徴とする方法。

2. 前記ふさがり通知の厳しさ度は、ノードのバッファの充満度に制約されており、ある特定の厳しさ度が、各充満度範囲に対応しており、前記間隔中に前記ネットワークの方へ供給されるトラヒックの量における一定の大きさの変更が、ふさがりのある特定の厳しさ度に対応している請求項1記載の方法。

3. 前記間隔中に前記仮想チャンネルに属するふさがり通知が送信されない場合には、前記加入者ノードでのトラヒックの量は、許容される最大値を越えることなく、ある特定の一定値だけ増大させられる請求項1記載の方法。

4. トラヒックの量がコミットバーストサイズの量 (B<sub>c</sub>) を越えるときには、そのトラヒックの量は、ふさがり通知 (M) を受信したときに、すぐに前記コミットバーストサイズ (B<sub>c</sub>) に対応する値まで減少させられる請求項3記載の方法。

5. トラヒックの量は、前記間隔中に受信される最も厳しいふさがり通知にしたがって制御される請求項1記載の方法。

6. あるふさがり通知の送信後、同じ仮想チャンネルへの次のふさがり通知の送信は、所定の時間の間阻止され、前記仮想チャンネルにて生じた1回のバース

トに関していくつものふさがり通知が無駄に送られることが防止される請求項1

て、フレームリレー法においては不必要な多くの機能を棄てることにより、フレームの送出を素早く且つ効率的とすることが可能であった。フレームモードベアラサービスは、CCITT勧告I. 233 (リファレンス1) に一般的に記載されており、それに関連したプロトコルは、勧告Q. 922 (リファレンス2) に記載されている。FRネットワークにおけるふさがり、および、ふさがり管理機構は、CCITT勧告I. 370 (リファレンス3) に記載されている。FR法のより詳細については、前述したような勧告の他に、An Overview of Frame Relay Technology, Data Management of Data Communications, McGraw-Hill Incorporated, April 1991 (リファレンス4) を参照されたい。

現在使用されているFRネットワークヒエラルキーにおいては、ノードは、物理的チャンネル、すなわち、いくつかの異なる仮想チャンネルおよび同じバッファを通してのアプリケーションパスのトラヒックにのみ対応する受信および送信バッファを有する。ネットワークにおけるふさがりの総合レベルに無関係にノードから外向きのリンクに対してはできるだけ遠くまで空とされる。したがって、ノードから外向きのリンクは、フレームがネットワークの中央により近いところで(ふさがりノードで)棄てられるかもしれないとしても、できるだけ多く負荷される。ネットワークリソースを無駄にする他に、ネットワークのトランクノードでフレームが棄てられると、ネットワークを使用するアプリケーションに影響が及ぼされ、処理遅延がより長くなってしまう。(仮想チャンネルは、1つの送信リンクの長さを有する仮想接続部分をさしており、一方、仮想接続は、実際のパケット交換エンドツウエンドFR接続である。)

仮想チャンネルから受信されたトラヒックが、一般的なサービスパラメータBc、BeおよびCIRに基づいて加入者接続にて監視されるとしても、この監視は、フレームが加入者ノードから送られるときには、行われたい。[パラメータBc (コミットバーストサイズ) は、加入者が特定のタイムスロットTc (通常Tc = 1 s) 内にてネットワークを介して送信するデータの最大量を表しており、パラメータBe (過剰バーストサイズ) は、加入者がタイムスロットTc内にて値Bcを越えうるデータの量を表しており、パラメータCIR (コミット情

報速度)は、通常の状態にてネットワークによって保証されたデータ送信速度  $CIR = Bc / Tc$  を表している。これらのパラメータは、リファレンス3に定義されている。] 受信バッファから、フレームは、正しいチャンネル特定送信バッファへとルーティングされる。ノードに到着したフレームは、FIFO原理にて全ノードを通過していく。フレームリレーネットワークにおけるトラヒックは急激に増大する性質があるために、前述したことからすれば、1つの仮想チャンネルが1つのノードの緩衝およびリレー容量の主要部分を司るようになる。これにより、そのノードへトラヒックを供給している他の仮想チャンネルに影響が及ぼされ、処理遅延がより長くなったり、フレームを失う確率が高くなってしまふことがある。トラヒックが非常に増大してしまつて満足した状態にないような仮想チャンネルが1つでもあると、その接続の他の仮想チャンネルのサービスレベルが相当に低下させられてしまふ。

本発明の目的は、前述したような問題点を解消し、ネットワークリソースを従来よりも公平に且つ効率的に利用できるようにするFRネットワークにおける新しい型のふさがり管理方法を提供することである。これは、本請求の範囲の請求項1の特徴部分に記載したような特徴を有する本発明の方法によって、達成される。本発明のシステムは、本請求の範囲の請求項7の特徴部分に記載したような特徴を有する。

本発明の技術的思想は、ネットワークノードからのふさがり通知を、そのノードにて受信されるフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへと送信し、例えば、これらのふさがり通知によって指示されるネットワークにおけるふさがりの総合レベルにしたがって、加入者ノードの仮想チャンネル特定バッファにてネットワークの方へその加入者ノードから各仮想チャンネルによって供給されるトラヒックの量を制御することにある。

本発明の方法によれば、単一ノード、とりわけ全ネットワークのリレー容量が、すべての加入者の間で均等に配分されうる。

次に、添付図面に例示した実施例に関して、本発明およびその好ましい実施例をより詳細に説明する。

第1図は、本発明による方法の典型的な動作環境を例示する図である。

第2図は、本発明によるFRネットワーク加入者ノードを例示する図である。

第3図は、FRネットワークにおいて送配されるフレームのフォーマットを例示する図である。

第4図は、ネットワークにおけるふさがり通知の送配を例示する図である。

第5a図は、第1の実例におけるふさがり通知による帯域巾の変更を例示する図である。

第5b図は、第2の実例におけるふさがり通知による帯域巾の変更を例示する図である。

第6図は、本発明によるFRネットワークトランクノードを例示する図である。

フレームリレーネットワークは、類似のサービスを必要としないいくつかの異なるアプリケーションによって使用されうる。したがって、2つの最も重要なパラメータ（フレーム損失確率および遅延）を考慮して、サービスがアプリケーションにしたがって異なる種類に分けられているようなネットワークに本発明の方法を使用するのが有利である。このような解決方法は、フィンランド国特許出願第925671号に開示されている。このアプリケーションにおいては、サービスは、次の3つの種類に分けられている。すなわち、

第1のサービスクラス（クラス1）は、遅延を短く保つべきである対話型サービスを提供するものである。

第2のサービスクラス（クラス2）は、重大な遅延なしに低いフレーム損失確率を提供するものである。

第3のサービスクラス（クラス3）は、短い遅延で且つ低いフレーム損失確率を提供するものである。

このような仕方で実現されるネットワークの各トランク接続は、各サービスクラスに対して1つずつのサービスクラス特定バッファを有する。そして、加入者ノードは、加入者接続の側に仮想チャンネル特定バッファを有する。これらの解決方法については、以下により詳細に説明するが、前述したフィンランド国特許出願も参照されたい。

第1図は、公衆ネットワークサービスを提供するFRネットワーク、すなわち

、単一の会社または複数の会社の異なるオフィスA・・・Eのローカルエリアネットワーク

トワーク11を相互に接続するフレームリレーネットワーク12を示している。各オフィスのローカルエリアネットワーク11は、ローカルエリアネットワークブリッジ13および参照符号14a・・・14eを付して示されるデータリンクをそれぞれ介してFRサービスにアクセスできる。FR加入者A・・・EとFRネットワークノードNとの間の接続自体は知られており、したがって、ここでは、これ以上詳述しない。これらの相互接続に使用されているローカルエリアネットワークおよびブリッジについてのより詳細な情報は、例えば、Michael GrimshawによるLAN Interconnections Technology, Telecommunications, February 1991およびLahiverkko-opas, Leena Jaakomaki, Suomen ATK-kustannus Oy, 1991に見出すことができ、本明細書中に引用により組み入れられている。

FRネットワークの既知のノード構造の典型的な特徴は、フレームが同じ物理的接続ヘルレーティングされると仮定して、全てのフレームに対して同じバッファが使用されているということである。これとは違って、本発明によれば、前述したようなサービスクラスに対応するバッファが、全てのネットワークノードの出力境界およびトランク接続を有する入力境界に設けられる。第2図は、ネットワークにおけるトランクノードでのこのような解決方法を例示するものである。ノードは、加入者接続のブリッジ13（第1図参照）において初めに組み立てられたFRフレームを受信する。加入者LAN11のフレームは、ブリッジ13においてそのFRフレームの情報フィールドに挿入される（タイミングビットおよびその他の類似のビットを除いて）。第3図は、LANフレーム38をFRフレーム39の情報フィールドへ挿入するところを例示している。また、この第3図は、情報フィールドの前のアドレスフィールドが2つのオクテット（ビット1から8）からなるような典型的なFRネットワークフレームフォーマットをも示している。第1のオクテットのビット3から8および第2のオクテットのビット5から8は、例えば、特定のフレームが属している仮想接続および仮想チャンネルをノードへ指示するデータリンク接続識別子DLCIを構成している。仮想チャン

ネルは、データリンク接続識別子を用いて互いに区別される。しかしながら、データリンク接続識別子は、単一の仮想チャンネルに関してしか明確なものではなく、次の仮想チャンネルへ移行するときには、そのノードにおいて変わるかもしれない。

D Eビット（放棄適格インジケータ）と称される第2のアドレスフィールドオクテットのビット2もまた、フレームの放棄に関して重要である。C C I T T勧告によれば、もし、フレームのD Eビットが1にセットされていた場合、例えば、ふさがり状態でフレームを放棄することができる。F Rフレームにおけるその他のビットは本発明に対して重要ではないので、それらについては、ここでは、これ以上詳述しない。それらのより詳細については、前述したリファレンス2および4を参照されたい。

ネットワークの周辺における加入者ノード（第2図参照）では、加入者接続14 a、14 b、等（第2図に例示した例では、同じノードに接続されている）は、先ず、ブリッジ13（第1図参照）にて形成されたF Rフレームを受信する識別ユニット61に接続される。その識別ユニット61は、そのフレームのアドレスフィールドからデータリンク接続識別子D L C Iを読み取り、その識別子によって指示される仮想接続に対応する入力バッファ62<sub>1</sub>・・・62<sub>n</sub>へそのフレームを送る。各データリンクは、各仮想チャンネルの入力バッファからフレームを選択してそれらフレームを中央ルータ16へ送る特定セクタS3を有する。中央ルータ16は、それらフレームを正しいデータリンク（図は1つの外向きデータリンクのみを示している）の分類ユニット43へルーティングする。分類ユニット43は、そのフレームのアドレスフィールドから識別子D L C Iを読み取り、テーブルTからその識別子によって指示される仮想チャンネルに対応するサービスクラスを選択する。こうして行われた分類に基づいて、分類ユニット43は、各フレームを、そのフレームのサービスクラスに対応する出力バッファ64 a、64 bまたは64 cへ加える。したがって、各外向きデータリンクは、各サービスクラスについて1つの、合計3つの出力バッファを有する。セクタS4は、これらのサービスクラス特定バッファからのフレームをさらにトランク接続へ

と読み出す。

こうして、FRネットワークを介して加入者によって送信されたトラヒックは、各仮想接続に対して特定の加入者ノードの入力側にてバッファリングされる。入来フレーム39は、各仮想接続を介して動的に連鎖される。仮想接続のサービスクラスにしたがって、そのチェーンの長さは、所定の許容最大値を有する。こ

れは、サービスクラス1および3においてはより小さく、サービスクラス2においてはより大きい。セクタS3は、例えば、公平の原理が満足されるように、バッファに割り当てられたトラヒック量に比例して、バッファ62<sub>1</sub>・・・62<sub>n</sub>を読み取る。

本発明によれば、各仮想チャンネルによってネットワーク12へ供給されるトラヒックの量は、仮想チャンネル特定バッファ62<sub>1</sub>・・・62<sub>n</sub>にて調整され、問題のチャンネルに対して販売された基本値を中心としたネットワークにおけるふさがりのレベルに従って変化させられる。ネットワークの内側部分へ供給されるトラヒックの総量は、その仮想チャンネルへ販売されているサービスレベル、帯域巾、およびネットワークにおけるふさがりの総合レベルに基づいている。これらの中で、サービスレベルおよび帯域巾が、特定の基本値を決定し、トラヒックの量は、その基本値を中心として、そのネットワークに存在するふさがりの総合レベルにしたがって調整される。この調整は、受信されたフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへネットワークからふさがり通知を送信することによって行われる。所定の長さの所定の時間間隔内にその仮想チャンネルに対応した加入者ノードバッファからネットワークの方へ供給されるトラヒックの量は、この間隔中にネットワークから受信されたふさがり通知の内容にしたがって制御される。第2図において参照符号Mで示されたふさがり通知は、加入者ノードにおけるセクタS3を制御するコントロールユニット65へ接続される。このコントロールユニット65は、各仮想チャンネル特定バッファから読み出されるデータ量をそのふさがり通知の内容にしたがって制御する。したがって、各バッファは、それ自身のパラメータおよびそれ自身のふさがり通知に基づいて空とされ



る。

加入者ノードに関しては、本発明の方法は、フラッドゲートと比較される。各仮想チャンネル特定バッファによりネットワークへ送信することが許されるトラヒックは、フラッドゲートとして機能し、バッファから読み出されるデータの量を制限し、すなわち、仮想チャンネルの帯域巾を調整するシステムによって制御される（コントロールユニット65を用いて）。

このフラッドゲートは、前述したサービスパラメータBcに制限され、データ

の特定の量のみが特定の時間期間にてネットワークの方へ仮想チャンネル特定バッファから送信されうようにするシステムである。仮想チャンネルの帯域巾を監視する解像度に関しては、例えば、 $T_c/3$ （ $T_c$ は、しばしば、1sの長さを有する）の長さを有する時間間隔を使用することができる。 $T_c/3$ の長さを有する各間隔中は、バッファは、ネットワークへ向かう外向き接続に対して、フラッドゲートの高さによって許容される量だけ空とされる。フレームの他の部分は、バッファに残されて、次の $T_c/3$ の間隔を待つ。

本発明によれば、ネットワークのノードは、加入者ノードへ向かう方向において前述したようなふさがり通知Mを送信する。これらのふさがり通知は、問題のノードでのバッファの充満度を示している。このような機構は、第4図に例示されている。ネットワークのノードは、参照符号N1・・・N4によって示されており、加入者は、参照符号Sによって示されている。あるネットワークノード、例えば、第1図におけるノードN1でのサービスクラス特定バッファが特定の充満度、例えば、20%を越えるときには、そのノードは、受信されたフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノード（第4図においてN2）へ向かう方向においてふさがり通知を送信する。このノード（N1）は、データリンク接続識別子DLCIを用いて前述したように正しい仮想チャンネルを識別する。

加入者ノードでの各仮想チャンネル特定バッファの空率を決定するフラッドゲートの高さ（すなわち、仮想チャンネルへ提供される帯域巾）は、より高い負荷がより小さい帯域巾に対応するように、その仮想チャンネルにてネットワークから受信されたふさがり通知の内容にしたがって調整される。間隔 $T_c/3$ 中の帯

域巾の調整は、その間隔中に受信される最も厳しいふさがり通知にしたがって行われるのが好ましい。もし、仮想チャンネルがその間隔  $T_c/3$  中にふさがり通知を受信しない場合には、そのチャンネルの帯域巾は、本発明により、次の間隔の初めに自動的に増大される。この増大は、例えば、10%であるように決定されうる。その帯域巾の初期値は、そのチャンネルに対して販売されている値  $B_c + B_e$ 、すなわち、いかなる状況の下でもトラヒックの量が越えてはならない最大値である。

ふさがり通知により、例えば、ふさがりの3つの異なるレベルを指示すること

が可能であり、それらに対応する帯域巾の変更（すべてその最大値に基づいて算出される）は、例えば、次の表に示されるものと同様であってよい。

ふさがり通知の厳しさ度	帯域巾の変更
1	-10%
2	-15%
3	-20%

前述した原理を例示するために、第5a図および第5b図は、本発明による調整の2つの異なる実例を示している。縦軸は、フラッドゲートの高さ（すなわち、帯域巾）を表しており、横軸は、 $T_c/3$ の長さを有する相続く間隔からなる時間を表している。第5a図に例示する場合においては、厳しさ度1のふさがり通知Mが先ず受信され、帯域巾がすぐに減少させられる。その後、厳しさ度2のふさがり通知Mが受信され、帯域巾が、再びすぐに減少させられる。間隔  $T_c/3$  中に受信される最後である第3の通知Mは、厳しさ度3であり、帯域巾は、再びすぐに減少させられる（この時ありうる最も低い値を有する）。次の間隔  $T_c/3$  中にふさがり通知が受信されないので、チャンネルの帯域巾は、この間隔の

後に（次の間隔  $T_c / 3$  の初めに）（瞬時  $T_2$ ）自動的に増大される。

第5b図に例示した場合においては、時間領域におけるふさがり通知の順番は、反対となっている。最初に、厳しさ度3のふさがり通知が受信され、帯域巾は、すぐに、ありうる最も低い値まで減少させられる。この間隔中に受信される他のふさがり通知によっては、それらの厳しさ度がどのようなものであろうと、帯域巾はそれ以上変更されない。もし、最初に厳しさ度2のふさがり通知が受信された場合には、厳しさ度3のふさがり通知でない限り、帯域巾はそれ以上減少させられない。

本発明によれば、このようにして、帯域巾は、問題の間隔中においてそれまでに受信された最も厳しいふさがり通知の受信時にすぐに減少させられるが、帯域巾は、間隔  $T_c / 3$  中にふさがり通知が受信されない場合においてのみ、増大させられうる。この場合において、その増大は、問題の間隔が終了した後に行われる。

もし、帯域巾が値  $B_c$  を越えた場合には、帯域巾は、本発明の好ましい実施例によれば、最初のふさがり通知の受信時にすぐに値  $B_c$  まで降下させられる。これら変更に対して定められた前述の制約は、この特別な場合には適用されない。こうすることにより、とりわけ、瞬時的ふさがりに対する応答を速めることができる。しかし、すべての場合において、帯域巾は、前述したように上方向に調整される。

ネットワークノードに配置されたバッファの充満度に制約されたふさがり通知の各厳しさ度は、例えば、次の表に与えられた充満度限界に対応するように設定されうる。

総合バッファ容量に基づいて計算された充満度	ふさがりの厳しさ度
20・・・39%	1
40・・・59%	2
60・・・100%	3

ネットワークの各ノードは、サービスクラス特定バッファの充満度を連続的に監視する。新しいフレームがふさがったノードで受信されるときには、そのノードは、そのフレームが受信された方向においてふさがり通知Mを、問題の仮想チャンネルの加入者ノードへ送信する。もし、そのバッファの充満度が20%より低い場合には、入来フレームがあっても、ふさがり通知の送信とはならない。ふさがり通知の送信と同時に、所定の長さの間隔T1が、そのノードのタイマーによって設定される。この間隔中では、新しいふさがり通知は、問題の仮想チャンネル

へと送信されない。間隔T1の長さは、例えば、100msでありうる（すなわち、間隔Tc/3の約3分の1）。このようにして、仮想チャンネルにおいて起きた1つのバーストに関していくつものふさがり通知が無駄に送信されないようにすることができる。タイマーがタイムオフした時には、必要であれば、ふさがり通知を仮想チャンネルへ再び送信することが可能となる。

ふさがり通知Mは、ふさがりに対する応答をすばやいものとするために、非常に速い速度で出口ノードに送配されるべきである。本発明の好ましい実施例によれば、これらのふさがり通知は、別の第4のサービスクラスを構成する。この第4のサービスクラスに対しては、ノードに別のサービスクラス特定バッファが設けられている。加入者ノードに関しては、これは、そのノードの出力側に、第2図に一点鎖線で且つ参照符号64dで示されたように、第4の出力バッファが設けられることを意味している。

ネットワークのトランクノードに関しては、この実施例は、第6図に示されて

おり、第6図においては、このふさがり通知のサービスクラスに対応するバッファ44dおよび45dが、一点鎖線によって示されている。トランクノードでは、前述したフォーマットのFRフレーム39が、先ず、各データリンクに対して特定された分類ユニット43へ接続される。分類ユニット43は、そのフレームのアドレスフィールドからデータリンク接続識別子を読み取り、その識別子によって指示された仮想チャンネルに対応するサービスクラスを選択する。仮想チャンネルおよび各サービスクラスは、テーブルTに記憶される。行われた分類に基づいて、分類ユニット43は、そのフレームのサービスクラスに対応する入力バッファへ各フレームを加える。各内向きデータリンクは、各サービスクラス1から3について1つずつ且つふさがり通知について1つの合計4つの入力バッファを有する。各データリンクは、サービスクラス特定バッファからフレームを選択し、それらをノード内にて送る特定のセクタS1を有する。トランクノードの出力側では、それらフレームは、それら自身のデータリンクに対応するインターフェイスに接続される。このインターフェイスで、それらフレームは、ノードの入力側で選択されたサービスクラスに従って、サービスクラス特定出力バッファのうちの1つへと供給される。そのバッファから、セクタS2は、それらフレーム

をさらにトランク接続へと読み出す。したがって、各外向きデータリンクは、各サービスクラス1から3について1つずつ且つふさがり通知について1つの合計4つの出力バッファを有する。別の仕方として、ノードの出力側でも、各データリンクについて別々の分類ユニットを設けてもよい。この場合には、分類データは、そのノード内で転送される必要はない。

前述したようなトラヒック制御によれば、単一ノード、とりわけ、全ネットワークのリレー容量が、異なる加入者の間に均等に分けられうる。トラヒックのバーストによって生ずるような瞬時的ふさがりの場合には、本発明の方法によれば、そのバーストを送ったチャンネルによって送信される付加的なトラヒックをバッファリングすることによって、効率的にトラヒックを制御することができる。こうして、コミットトラヒックの限界内で動作するチャンネルは、ある短い遅延

をもってネットワークを通してそれらのトラヒックを依然として受ける。各仮想チャンネルのトラヒックは、値 $B_c$ を中心として変化する。

連続的ふさがりの場合には、その手順は同様であるが、ネットワークのリレー容量を越えるトラヒックは、仮想チャンネル特定バッファにオーバーフローがあるときには、棄てられねばならない。このような場合でも、トラヒックの放棄は、ネットワークを過負荷とする仮想チャンネルに影響する。その他のチャンネルのトラヒックは、決して、スローダウンされる必要はない。フレームを放棄するには、フィンランド国特許出願第93xxxx号に記載された方法を使用すると有利である。この方法によれば、一杯であるバッファにあるフレームが受信されるときには、バッファの全内容が棄てられる。この方法のより詳細な説明については、前述の特許出願を参照されたい。

ネットワークに空いているリレー容量がある場合には、ふさがり通知は送信されず、チャンネルの帯域巾は、それらに対して設定された最大値 $B_c + B_e$ まで増大しうる。この場合において、コミットトラヒックおよび過剰トラヒックの両者がバッファからネットワークの内側部分へと読み込まれる。こうして、ネットワークの容量は、静穏時間でも利用され、付加的なトラヒックが正しく処理される。

添付図面に示された実施例について本発明を説明してきたのであるが、本発明

は、これら実施例に限定されるものでなく、前述し且つ本請求の範囲の記載による発明概念の範囲内において変更しうるものであることは明らかであろう。本発明の細部においては、ふさがり通知に基づく調整が本発明の技術的思想にしたがって行われるとしても、例えば、ノードの内部構造は、多くの仕方に変更しうるものである。間隔 $T_c/3$ 中では、例えば、各仮想チャンネル特定バッファは、一回だけまたは何回かセクタ $S_3$ によって読み出される。ふさがり通知の厳しさ度もまた、ふさがりレベルを連続的に監視されているどのリソースに対しても制約されうる。この場合において、例えば、フィンランド国特許出願第925670号に記載された方法を使用することができる。この方法によれば、ある塞がりレベルがネットワークのリソースに対して決定される。このふさがりレベルの

値は、サービスレベルの値と特定の関係を有している。

【図 1】

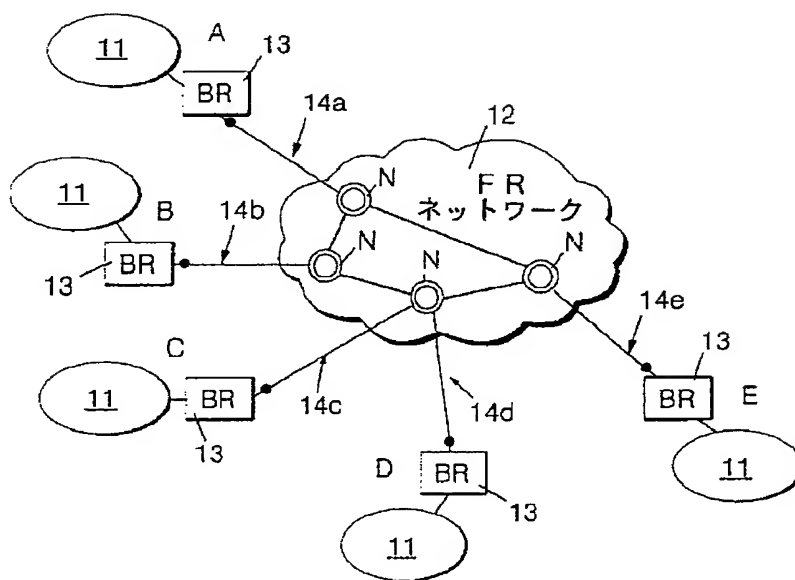


FIG. 1

【図 2】

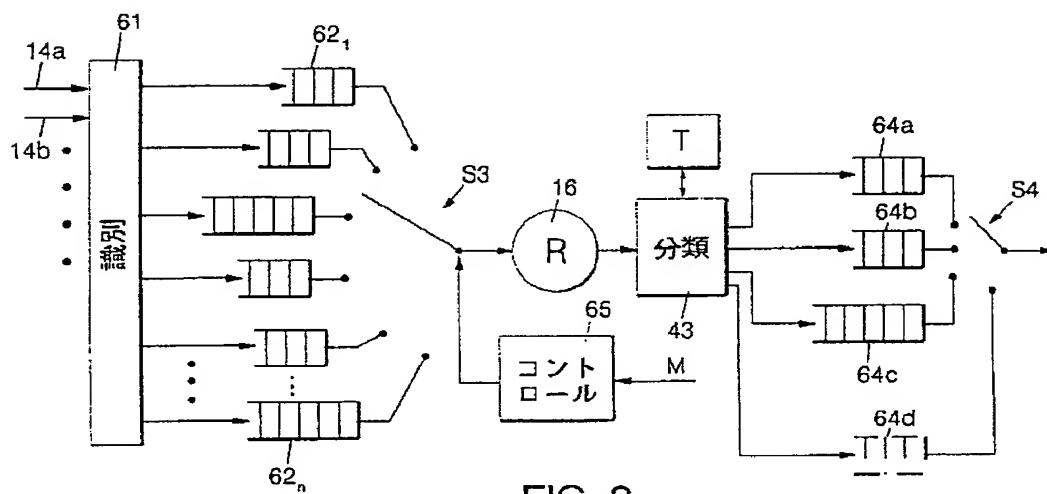


FIG. 2

【図 3】

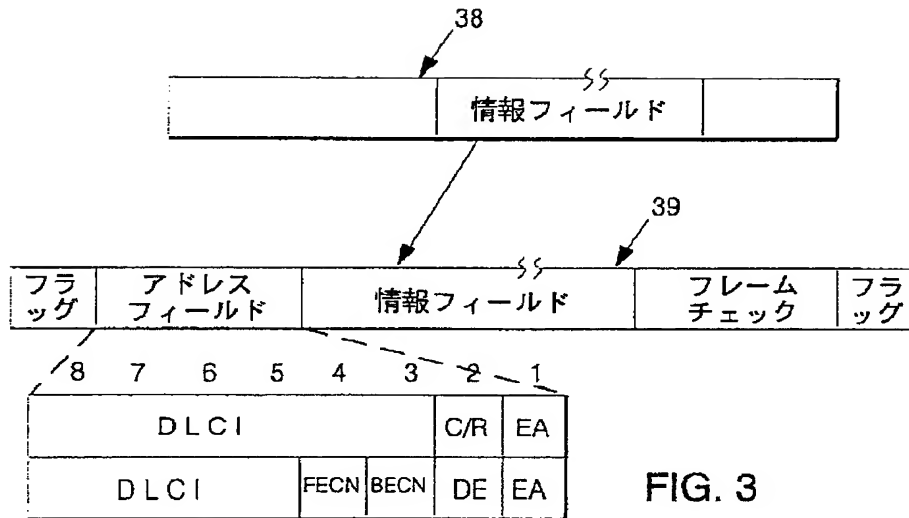


FIG. 3

【図 4】

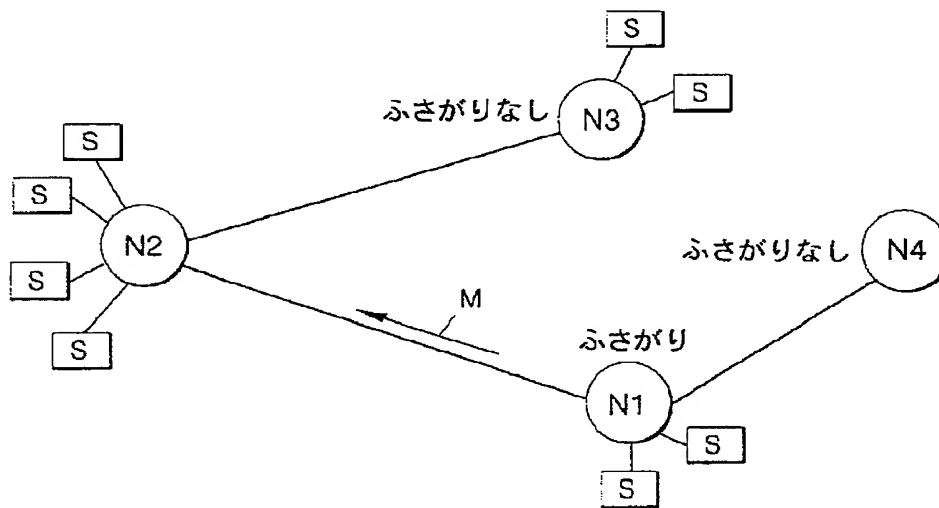
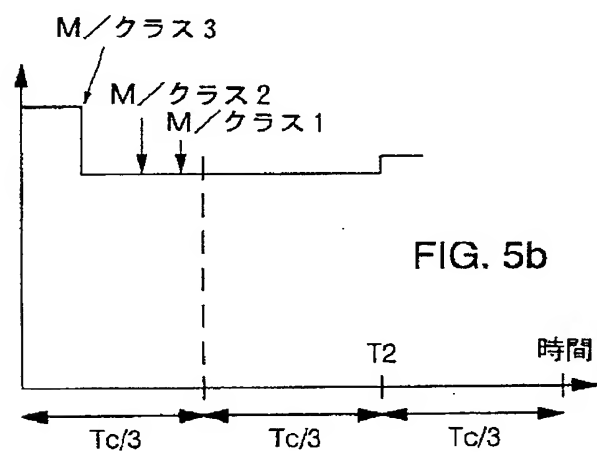
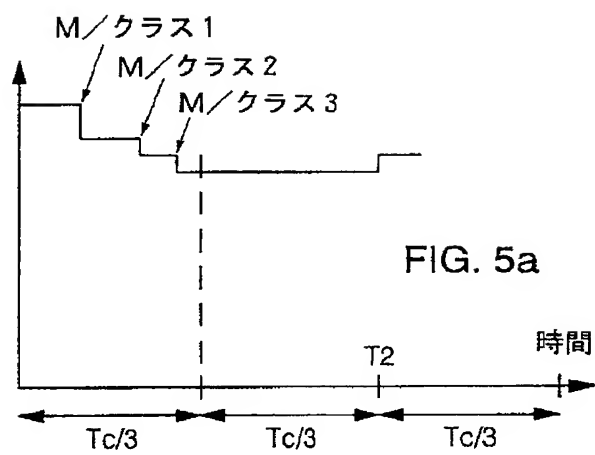


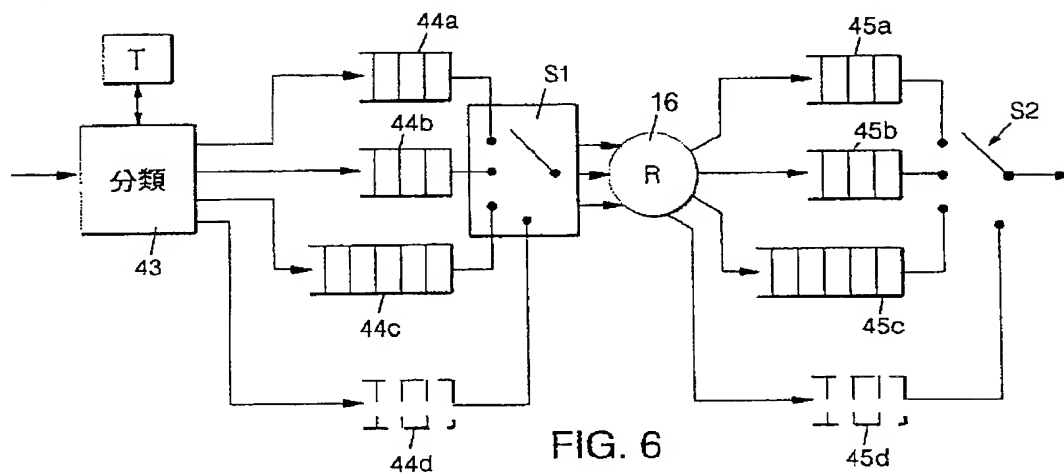
FIG. 4



【図5】



【図6】



【手続補正書】特許法第184条の8

【提出日】1996年1月25日

【補正内容】

#### 請求の範囲

1. 相互の間でデータが送信される複数のノード ( $N; N_1 \cdots N_4$ ) を備え、前記ノードのうちの少なくとも一部は、データリンク ( $14a \cdots 14e$ ) を介して加入者 ( $A \cdots E$ ) が接続される加入者ノードであるようなフレームリレーネットワークにおいてふさがり管理を行なう方法であって、あるノードで受信されるときに送信されるあるフレーム (39) に関連した仮想チャンネルを決定し、前記加入者に向かう方向において前記ノードからふさがり通知 ( $M$ ) を送信することを含む方法において、前記加入者から受信されたデータを、仮想チャンネル特定バッファ ( $62_1 \cdots 62_n$ ) への加入者ノードの入力境界にてバッファリングし、あるノードから、特定の瞬間に前記ノードで受信されるフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへ前記ふさがり通知を送信し、所定の長さを有する特定の間隔中に前記仮想チャンネルに対応する前記加入者ノードバッファから前記ネットワークの方へ供給されるトラヒックの量を、前記間隔中に前記ネットワークから受信された前記ふさがり通知 ( $M$ ) の内容に基づいて制御し、必要なときには、ある加入者から前記バッファへのトラヒックを棄てることを特徴とする方法。

2. 前記ふさがり通知の厳しさ度は、ノードのバッファの充満度に制約されており、ある特定の厳しさ度が、各充満度範囲に対応しており、前記間隔中に前記ネットワークの方へ供給されるトラヒックの量における一定の大きさの変更が、ふさがりのある特定の厳しさ度に対応している請求項1記載の方法。

3. 前記間隔中に前記仮想チャンネルに属するふさがり通知が送信されない場合には、前記加入者ノードでのトラヒックの量は、許容される最大値を越えることなく、ある特定の一定値だけ増大させられる請求項1記載の方法。

4. トラヒックの量がコミットバーストサイズの量 ( $B_c$ ) を越えるときには、そのトラヒックの量は、ふさがり通知 ( $M$ ) を受信したときに、すぐに前記コミットバーストサイズ ( $B_c$ ) に対応する値まで減少させられる請求項3記載の方

## 【国際調査報告】

## INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/FI 94/00535

<b>A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER</b>		
IPC6: H04L 12/56 According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC		
<b>B. FIELDS SEARCHED</b>		
Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)		
IPC6: H04L		
Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched		
SE,DK,FI,NO classes as above		
Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practicable, search terms used)		
PAJ, EPODOC		
<b>C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT</b>		
Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
X	WO, A1, 9305596 (ADAPTIVE CORPORATION), 18 March 1993 (18.03.93), abstract, See claim 1-3, 7-8,15,19 --	1-5,7
X	EP, A1, 0499150 (HITACHI, LTD), 19 August 1992 (19.08.92), column 2, line 41 - column 4, line 36, claims 1-3, abstract	1,7
A	--	2-6
A	WO, A1, 9314605 (CODEX CORPORATION), 22 July 1993 (22.07.93), page 5, line 16 - line 19; page 7, line 1 - line 6; page 11, line 15 - line 30 --	1-7
<input checked="" type="checkbox"/> Further documents are listed in the continuation of Box C. <input checked="" type="checkbox"/> See patent family annex.		
* Special categories of cited documents: "A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance "B" earlier document but published on or after the international filing date "L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified) "O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means "P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed "T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to point out the principle or theory underlying the invention "X" document of particular relevance: the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone "Y" document of particular relevance: the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art "&" document member of the same patent family		
Date of the actual completion of the international search		Date of mailing of the international search report
5 April 1995		06 -04- 1995
Name and mailing address of the ISA/ Swedish Patent Office Box 5055, S-102 42 STOCKHOLM Facsimile No. +46 8 666 02 86		Authorized officer Adam Franzén Telephone No. +46 8 782 25 00

## INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/FI 94/00535

C (Continuation). DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT		
Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	US, A, 5163046 (ELLEN L. HAHNE ET AL), 10 November 1992 (10.11.92), abstract  --	1-7
A	EP, A2, 0576122 (NIPPON TELEGRAPH AND TELEPHONE CORPORATION), 29 December 1993 (29.12.93)  -- -----	1-7

**INTERNATIONAL SEARCH REPORT**  
Information on patent family members

25/02/95

International application No.

PCT/FI 94/00535

Patent document cited in search report	Publication date	Patent family member(s)	Publication date
WO-A1- 9305596	18/03/93	AU-A- 2599792	05/04/93
		CA-A- 2118592	18/03/93
		EP-A- 0604538	06/07/94
		US-A- 5379297	03/01/95
EP-A1- 0499150	19/08/92	JP-A- 4257145	11/09/92
		US-A- 5282203	25/01/94
WO-A1- 9314605	22/07/93	AU-B- 650195	09/06/94
		AU-A- 3274193	03/08/93
		EP-A- 0576647	05/01/94
		JP-T- 6507290	11/08/94
US-A- 5163046	10/11/92	CA-A- 2029054	31/05/91
		CA-A- 2030349	31/05/91
		EP-A, A, A 0430570	05/06/91
		EP-A, A, A 0430571	05/06/91
		JP-A- 3186042	14/08/91
		JP-A- 3188733	16/08/91
		US-A- 5014265	07/05/91
EP-A2- 0576122	29/12/93	NONE	

## フロントページの続き

(81)指定国 EP(AT, BE, CH, DE, DK, ES, FR, GB, GR, IE, IT, LU, MC, NL, PT, SE), OA(BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, ML, MR, NE, SN, TD, TG), AP(KE, MW, SD, SZ), AM, AT, AU, BB, BG, BR, BY, CA, CH, CN, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, GB, GE, HU, JP, KE, KG, KP, KR, KZ, LK, LR, LT, LU, LV, MD, MG, MN, MW, NL, NO, NZ, PL, PT, RO, RU, SD, SE, SI, SK, TJ, TT, UA, UA, UZ, VN

(72)発明者 マトカセルケ ヨルマ

フィンランド エフイーエン-01650 ヴ  
ァンター スイヤティエ 4セー 24

(72)発明者 カスリン ミカ

フィンランド エフイーエン-00500 ヘ  
ルシンキ トルッケリンカチュ 17アー  
18

(72)発明者 ビヘラミ セッポ

フィンランド エフイーエン-00320 ヘ  
ルシンキ サンカリティエ 4アー 1

(72)発明者 オルッコネン ミッコ

フィンランド エフイーエン-02600 エ  
スプー ムーラリンクヤ 1ディー 41

(72)発明者 フェールマン リカルト

フィンランド エフイーエン-00320 ヘ  
ルシンキ カウッパランティエ 27-29  
アー9

(72)発明者 ライホ ミッコ

フィンランド エフイーエン-00730 ヘ  
ルシンキ リュコウシュオネンティエ  
4